数理解析研究所講究録
950 巻 1996 年 221-227

unrestricted LR 文法 及び unrestricted LR 構文解析法の提案

豊橋技術科学大学 椎名 広光 (Hiromitsu Shiina)

豊橋技術科学大学 増山 繁 (Shigeru Masuyama)

1 はじめに

LR 構文解析法 [3] を文脈自由言語より大きいクラスに拡張する方法として, unrestricted SLR(1) 構文解析法 [1] や unrestricted LALR(1) 構文解析法 [1] が知られている. しかし, これらの方法では先読みの文字列数が 1 個に限定されているため, 構文解析のできる言語のクラスが限定される.

一方, 先読み文字を使用しない方法の例として, Earley 法 [3] を拡張した G.Sh. Vol'dman による方法 [2] がある. しかし, この方法では対象としている言語は文脈依存言語に限定される.

そこで, 本論文では先読み文字列を非終端記号と入力の最後を示す特殊記号 \$ に限定することによって, 先読み文字列の個数を限定しない unrestricted LR(k) 構文解析, 及び, unresticted LR(k) 文法を提案する.

2 準備

本章では準備として文法 G と記号列集合 $head_k$ について述べる.

- 文法 G=$(P,S,T,N,\$)$ が与えられた時, それぞれ P は生成規則の集合, S は開始記号 ($S\in N$), T は終端記号の集合, N は非終端記号の集合, \$ は入力文字列の最後を表す記号を表す.
- $head_k(\lambda)$ は λ の先頭から長さ k の記号列である.

3 LR(0) 状態遷移図

本章では unrestricted LR 文法で利用する LR(0) 状態遷移図 $M=(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,S')$ が与えられた時, それぞれ Q は LR(0) 状態遷移図の状態の有限集合, Σ: 入力アルファベット, Γ はスタックアルファベット, δ は遷移関数 (δ は以下に示すシフト動作の遷移関数 δ_s とレデュース動作の遷移関数 δ_r の和 ($\delta=\delta_s\cup\delta_r$) からなり, $\delta_s(q,X)$=$\{(S,q')|q,q'\in Q,X\in T\cup N\cup\varepsilon\}$, $\delta_r(q)=\{(R,\lambda,\mu)|q\in Q,\lambda\rightarrow\mu\in P\}$ である), q_0 は $q_0\in Q$ で, LR(0) 状態遷移図の初期状態, S' は 開始記号を表す.

また, 文法 G=$(P,S,T,N,\$)$ が与えられた時, 生成規則 $\lambda\rightarrow\mu_1\mu_2$ に対してメタ記号 $\cdot$ をつけた形式 $[\lambda\rightarrow\mu_1\cdot\mu_2]$ を LR(0) 項と呼び ($\lambda\in(T\cup N)^+$, $\mu_1,\mu_2\in(T\cup N)^*$, $(T\cup N)^+$ は T または N の 1 回以上の繰り返し, $(T\cup N)^*$ は T または N の 0 回以上の繰り返しを表す), LR(0) 項を要素に持つ状態と状態間の遷移を作ることによって, LR(0) 状態遷移図を作成する.

[作成 1] $S'\rightarrow S$ を P に追加して LR(0) 項 $[S'\rightarrow\cdot S]$ を状態 $S_0\in Q$ とする.

[作成 2] LR(0) 項 $[\lambda\rightarrow\mu_1\cdot X\mu_2]$ が状態 $S_i\in Q$ に存在するなら, 生成規則 $X\zeta\rightarrow\eta\in P$ の形式を持つ生成規則に対応する LR(0) 項 $[X\zeta\rightarrow\cdot\eta]$ を状態 S_i に追加する ($\lambda\in(T\cup N)^+$, $\mu_1,\mu_2,\zeta,\eta\in(T\cup N)^*$).

[**作成** 3] 状態 $S_i \in Q$ に LR(0) 項 $[\lambda \rightarrow \mu_1 \cdot X\mu_2]$ があり，状態 $S_j \in Q$ に LR(0) 項 $[\lambda \rightarrow \mu_1 X \cdot \mu_2]$ があるなら，X によって状態 S_i から状態 S_j へのシフト動作の遷移を追加する ($\delta_s(S_i, X) := \delta_s(S_i, X) \cup \{(S, S_j)\}$, $\lambda \in (T \cup N)^+$, $\mu_1, \mu_2 \in (T \cup N)^*$).

[**作成** 4] 状態 $S_i \in Q$ に LR(0) 項 $[\lambda \rightarrow \mu\cdot]$ があるなら，状態 S_i において，レデュース動作の遷移を追加する ($\delta_r(S_i) := \delta_r(S_i) \cup \{(R, \lambda, \mu)\}$, $\lambda \in (T \cup N)^+$, $\mu \in (T \cup N)^+$, μ は ε ではないことに注意).

[**作成** 5] 生成規則の右側に ε を含む生成規則 $\lambda \rightarrow \varepsilon$, $(\lambda \in (T \cup N)^+)$ があり，状態 $S_i \in Q$ に LR(0) 項 $[\lambda \rightarrow \cdot\varepsilon]$ があるなら，LR(0) 項 $[\lambda \rightarrow \varepsilon\cdot]$ を持つ状態 S_j を Q に追加し ($Q := Q \cup \{S_j\}$)，状態 S_i から S_j へ ε によるシフト動作の遷移を追加し ($\delta_s(S_i, \varepsilon) := \delta_s(S_i, \varepsilon) \cup \{(S, S_j)\}$)，状態 S_i においてレデュース動作の遷移を追加する ($\delta_r(S_j) := \delta_r(S_j) \cup \{(R, \lambda, \varepsilon)\}$).

ここで，文法 $G_1 = \{ \{1 : S \rightarrow EBE, 2 : EA \rightarrow EC, 3 : EB \rightarrow EC, 4 : CA \rightarrow AAC, 5 : CE \rightarrow AAE, 6 : E \rightarrow \varepsilon, 7 : A \rightarrow a, 8 : B \rightarrow a\}, \{S, A, B, C, E\}, \{a\}, S \}$ に対する LR(0) 状態遷移図を図 1 に示す．文法 G_1 は文脈依存文法ではない例である．

4 先読み文字列 LK_k

文法が与えられた時，その文法から作成される LR(0) 状態遷移図 M の状態 S_i の LR(0) 項 $[\alpha \rightarrow \alpha_1 \cdot \alpha_2]$, $(\alpha \in (T \cup N)^+$, $\alpha_1, \alpha_2 \in (T \cup N)^*)$ に対して先読み文字列を定義する．

そこで，先読み文字列を定義する前に，LR(0) 状態遷移図の各状態から非終端記号

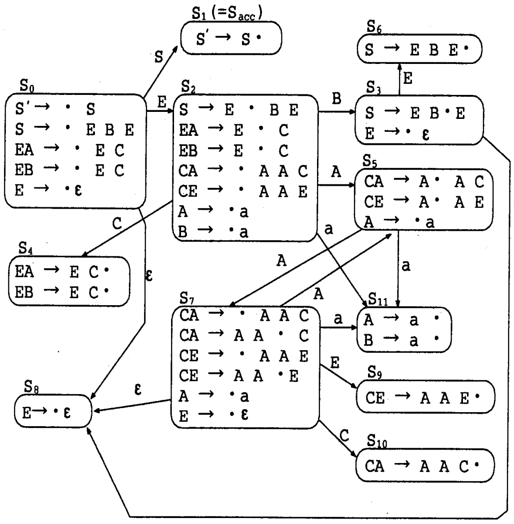

図 1: 文法 G_1 に対する LR(0) 状態遷移図.
Fig. 1: LR(0) automaton for G_1.

による到達可能性を表す有限オートマトン $M' = (Q', N', \delta', S'_0, S'_{acc})$(到達可能性有限オートマトン) を定義する．$Q'$ は Q の部分集合，N' は LR(0) 状態遷移図の N の定義と同じ，S'_0 は開始状態で LR(0) 状態遷移図の開始状態 S_0 と同じ，S'_{acc} は受理状態で LR(0) 状態遷移図の受理状態 S_{acc} と同じである．

また，unrestricted LR(k) 構文解析の状況 $(\pi, \alpha, \beta\$)$ は，それぞれ，π は状態スタック $\pi \in Q^*$, $\pi \neq \varepsilon$, α は構文スタック ($\alpha \in \Gamma^*$), β は入力スタック ($\beta \in \Gamma^* \cup \{S'\}$) を表す．各ステップごとの状況変化は $(\pi, \alpha, \beta\$) \vdash_l (\pi', \alpha', \beta'\$)$ で表し，0 回以上のステップの状況変化は $(\pi, \alpha, \beta\$) \overset{*}{\vdash_l} (\pi'', \alpha'', \beta''\$)$ で表す．

ここで状態スタック $\pi = \pi'\{q\}$ を仮定し，$(S, q') \in \delta_s(q, X)$, $X \in T \cup N$, $X \neq \$$ である時，

$$(\pi, \alpha, X\beta\$) \vdash_l (\pi\{q'\}, \alpha X, \beta\$)$$

を満たす状況変化があるなら，$\delta'(q, X) := \delta'(q, X) \cup q'$ とする．

一方，$(R, \lambda, \mu X) \in \delta_r(q)$, $X \in T \cup N$, $\alpha = \alpha_0 \Upsilon$, $\Upsilon = \Upsilon_1, \ldots, \Upsilon_{|\mu|}$ である時，

$$(\pi, \alpha X, \beta\$) \underset{l}{\vdash} (\pi_0, \alpha_0, \lambda\beta\$) \underset{l}{\overset{*}{\vdash}} (\pi_1\{q'\}, \alpha', \beta\$)$$

を満たす状況変化があるなら, $\delta'(q, X) := \delta'(q, X) \cup \{q'\}$ とする.

到達可能性有限オートマトンの各状態から受理状態へ遷移させる語の集合である言語 $RL(q_i)$, $q_i \in Q'$, を

$$RL(q_i) = \left\{ w \,\middle|\, \begin{array}{l} q_i^2 \in \delta'(q_i, w_1), q_i^3 \in \delta'(q_i^2, w_2), \ldots, \\ S_{acc} \in \delta'(q_i^{|w|-1}, w_{|w|}),\ q_i^j \in Q', \\ 2 \le j \le |w| \end{array} \right\}$$

と定義する.

上式によって定義された $RL(q_i)$ を利用して状態 S_i の LR(0) 項 $[\alpha_1 \to \alpha_2\cdot]$ に対して非終端記号の k 個の先読み集合 LK_k を定義する.

なお, LR(0) 状態遷移図の状態 $q_i \in Q$ から入力 α によって状態 $q_j \in Q$ に遷移することを $q_i \xrightarrow[*]{\alpha} q_j$ によって表し, 集合 U, V の長さ k の連接集合を $U \oplus_k V$ で表す.

$$LK_k([\alpha_1 \to \alpha_2\cdot], S_i) = \left\{ head_k(RL(S_l) \oplus_k \$) \,\middle|\, \begin{array}{l} S_j \xrightarrow[*]{\alpha_2} S_i, \\ S_j \xrightarrow[*]{\alpha_1} S_l, \\ S_i, S_j \in Q, \\ S_l \in Q' \end{array} \right\}$$

一方, LR(0) 項 $[\alpha_1 \to \cdot\alpha_2]$ に対して非終端記号の k 個の先読み集合 LK_k を次のように定義する.

$$LK_k([\alpha_1 \to \cdot\alpha_2], S_i) = \left\{ head_k(RL(S_l) \oplus_k \$) \,\middle|\, \begin{array}{l} S_i \xrightarrow[*]{\alpha_1} S_l, \\ S_i \in Q, S_l \in Q' \end{array} \right\}$$

また, 構文解析が状態 S_i 内の LR 項 $[\alpha_1 \to \alpha_2\cdot]$ を還元する時, 次の入力を受け付ける状態の集合 RS_{core}(到達可能性集合) を以下の通り定義し,

$$RS_{core}([\alpha_1 \to \alpha_2\cdot], S_i) = \left\{ S_l \,\middle|\, \begin{array}{l} S_j \xrightarrow[*]{\alpha_2} S_i,\ S_j \xrightarrow[*]{\alpha_1} S_l, \\ S_i, S_j \in Q,\ S_l \in Q' \end{array} \right\}$$

LR(0) 項に依存しない各状態ごとの RS(到達可能性集合) を以下の通り定義する.

$$RS(S_i) = \bigcup_{p_j \in P} RS_{core}([p_j\cdot], S_i).$$

5 unrestricted LR 文法

本稿で提案する unresticted LR 文法に対する**定義**について述べる.

[定義]

(1) 生成規則は

(a) $A \to a,\ A \in N, a \in T,$

(b) $A \to \varepsilon,\ A \in N, \varepsilon$(空語),

(c) $\lambda \to \mu,\ \lambda, \mu \in N^+$

の 3 つの形式のみからなり,

(2) 文法 G の LR(0) 状態遷移図の状態 S_i の LR(0) 項 $[p_i\cdot]$, $p_i \in P$ に対して,

$$\bigcap_{p_j \in P} RS_{core}([p_j\cdot], S_i) = \phi$$

を満たし,

(3) $\alpha_l \to \beta \in P$, $\alpha_i, \beta \in N^+$, $i = 1, \ldots, |\alpha_i|$ に対して, LR(0) 項 $[\alpha_l \to \cdot\beta]$ が同一の状態 S_j に存在して,

$$\bigcap_{\alpha_l \to \beta \in P} LK_k([\alpha_l \to \cdot\beta], S_j) = \phi$$

を満たすとき, 文法 G を unrestricted LR(k) 文法と定義する.

6 unrestricted LR 文法の例

unrestricted LR 文法の例として，先読み文字列数が 1 となる unrestricted LR(1) 文法の例 G_1 (**第 3 章**の G_1 と同じ) を示す．

[unrestricted LR(1) の例 G_1**]**

unrestricted LR(1) 文法 $G_1 = \{\ \{1: S \to EBE,\ 2: EA \to EC,\ 3: EB \to EC,\ 4: CA \to AAC,\ 5: CE \to AAE,\ 6: E \to \varepsilon,\ 7: A \to a,\ 8: B \to a,\},\ \{S,A,B,C,E\},\ \{a\},\ S\ \}$

ここで，文法 G_1 に対する LR(0) 状態遷移図を図 1に，LR(0) 状態遷移図から作成される到達可能性有限オートマトンを図 2に，そして生成可能な入力 $I = a^{2^2} = aaaa$ に対する構文解析木を図 3に示す．

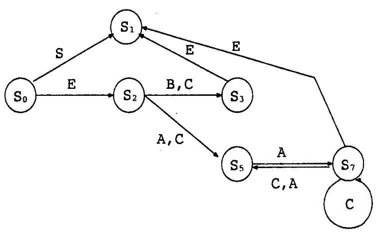

図 2: 文法 G_1 に対する到達可能性オートマトン．

Fig. 2: The reachablity automaton for G_1.

なお，文法 G_1 に対する LR(0) 状態遷移図 (図 1) から，

$$RS_{core}([EA \to EC\cdot], S_4) = \{S_5\}$$
$$RS_{core}([EB \to EC\cdot], S_4) = \{S_3\}$$

及び

$$RS_{core}([A \to a\cdot], S_{11}) = \{S_5, S_7\}$$
$$RS_{core}([B \to a\cdot], S_{11}) = \{S_3\}$$

である．

また，LR 項 $[EA \to \cdot EC]$ と $[EB \to \cdot EC]$，及び，LR 項 $[A \to \cdot a]$ と $[B \to \cdot a]$ に関して先読み文字列 LK_1 を求めると，それぞれ

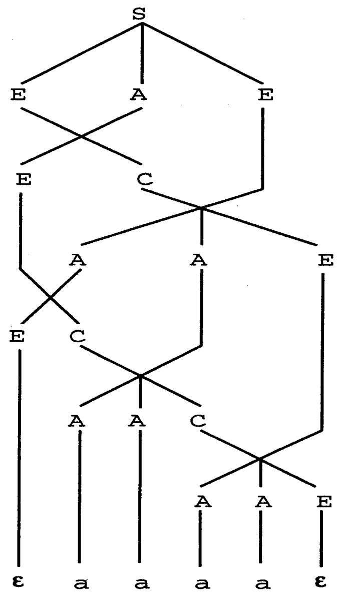

図 3: 文法 G_1 に対する入力 $I = aaaa$ の構文解析木．

Fig. 3: The parsing tree for $I = aaaa$ for G_1.

$$LK_1([EA \to \cdot EC], S_0) = \{A\}$$
$$LK_1([EB \to \cdot EC], S_0) = \{E\}$$

及び

$$LK_1([A \to \cdot a], S_2) = \{A\}$$
$$LK_1([B \to \cdot a], S_2) = \{B\}$$

である． よって，文法 G_1 は unrestricted LR(1) 文法であることがわかる．また，表 1,2 に RS(到達可能性集合) と先読み集合 LK_1 を示す．

表 1: 文法 G_1 に対する RS(到達可能性集合).

Table 1: RS for G_1.

(1)	$RS(S_4) = \{S_3, S_5\}$
(2)	$RS(S_6) = \{S_1\}$
(3)	$RS(S_8) = \{S_1, S_2\}$
(4)	$RS(S_9) = \{S_1\}$
(5)	$RS(S_{10}) = \{S_5, S_7\}$
(6)	$RS(S_{11}) = \{S_3, S_5, S_7\}$

表 2: 文法 G_1 に対する先読み集合 LK_1.

Table 2: Set of the lookahead LK_1 for G_1.

(1)	$LK_1([EA \to EC\cdot], S_4) = \{A\}$
(2)	$LK_1([EB \to EC\cdot], S_4) = \{E\}$
(3)	$LK_1([E \to \varepsilon\cdot], S_8) = \{A, B, C, E, \$\}$
(4)	$LK_1([S \to EBE\cdot], S_6) = \{\$\}$
(5)	$LK_1([CE \to AAE\cdot], S_9) = \{\$\}$
(6)	$LK_1([CA \to AAC\cdot], S_{10}) = \{A, C, E\}$
(7)	$LK_1([A \to a\cdot], S_{11}) = \{A, C, E\}$
(8)	$LK_1([B \to a\cdot], S_{11}) = \{E\}$

7 unrestricted LR 構文解析

unrestricted LR(k) 構文解析 $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, S')$ を定義する (Q, Σ, Γ, δ, q_0, S' は LR(0) 状態遷移図と同様, k は先読み文字数).

特に unrestricted LR(k) 構文解析の動作 **[動作 1] ~ [動作 6]** を次に示す. 但し, unrestricted LR(k) 構文解析の状況 $(\pi, \alpha, \beta\$)$ を**第 4 章**の定義と同じとする.

[動作 1] 初期設定
入力を β とする時, 初期状態として unrestricted LR(k) 構文解析の状況を

$$(\{S_0\}, \varepsilon, \beta\$)$$

とする.

[動作 2] シフト動作
文法記号 $X = T \cup N$, $X \neq \$$ によってシフト動作を定義する. 構文解析の状況が $\pi = \pi'\{q_1 \dots q_n\}$, $\beta\$ = X\beta'\$$ であるとする. この時, $(S, r_i) \in \cup_{j=1}^{n} \delta_s(q_j, X)$, $i = 1, \dots, m$ が成り立つ場合,

$$\begin{array}{ll} & (\pi, \alpha, \beta\$) \\ \vdash_{l} & (\pi\{r_1, \dots, r_m\}, \alpha\{X, \dots, X\}, \beta'\$) \end{array}$$

とする.

[動作 3] レデュース (還元) 動作の確定
$\lambda \to \mu \in P$, $\mu = \mu_1, \dots, \mu_{|\mu|}$, $|\mu| = \mu$ の文法記号の数 (但し, ε は 1 と数える), をレデュースする動作と定義する. 構文解析の状況が $\pi = \pi'\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$, $\pi = \pi_0\{q_1', \dots, q_m'\}\pi_0'$, $\alpha = \alpha_0\Upsilon$, π_0' の状態集合の数 $=$ Υ の文法記号集合の数 $= |\mu|$, であるとする. この時, $(R, \lambda, \mu) \in \cup_{j=1}^{n} \delta_r(q_j)$, $head_k(\beta\$) \in LK_k([\lambda \to \mu\cdot], q_i)$, $head_k(\beta\$) \in \cup_{l=1}^{m} LK_k([\lambda \to \cdot\mu], q_l')$ が成り立つ場合,

$$\begin{array}{ll} & (\pi, \alpha, \beta\$) \\ \vdash_{l} & (\pi_0\{q_1', \dots, q_m'\}, \alpha_0, \lambda\beta\$) \end{array}$$

とする.

[動作 4] レデュース (還元) 動作の予測
構文解析の状況が $\pi = \pi'\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$, $\alpha = \alpha_0\{X_1, X_2, \dots, X_n\}$, $X_i \in T \cup N$, $1 \leq i \leq n$ であるとする. この時, $\cup_{i=1}^{n} \delta_s(q_i, head_1(\beta\$)) = \phi$, $head_k(\beta\$) \notin \cup_{p_j \in P} LK_k([p_j\cdot], q_i)$ が成り立つ場合,

$$\begin{array}{ll} & (\pi, \alpha, \beta\$) \\ \vdash_{l} & (\pi'\ \{q_1, q_2, \dots, q_n\} \cup \cup_{i=1}^{n} RS(q_i), \alpha, \beta\$) \end{array}$$

とする.

[動作 5] ε (空語) のシフトの予測
構文解析の状況が $\pi = \pi'\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$, $\beta = X\beta'$, $X \in T \cup N$ であるとする. この時, $\delta_s(q_i, X) = \phi$, $\delta_r(q_i) = \phi$, $(S, r_j) \in \cup_{i=1}^{n} \delta_s(q_i, \varepsilon)$, $1 \leq j \leq m$ が成り立つ場合,

$$\begin{array}{ll} & (\pi, \alpha, \beta\$) \\ \vdash_{l} & (\pi\{r_1, r_2, \dots, r_m\}, \alpha\{\varepsilon, \dots, \varepsilon\}, \beta\$) \end{array}$$

[動作 6 Stop]
構文解析の状況が $\pi = \{S_0\}$, $\alpha = \varepsilon$, $\beta\$ = S'\$$ である場合, unrestricted LR(k) 構文解析は入力を正しいとして終了する. また, [動作 1] ~ [動作 5] に当てはまらない状況になった場合は, unrestricted LR(k) 構文解析は入力にエラーがあるとして終了する.

8 unrestricted LR 構文解析の例

文法 G_1 に対する入力 $I = a^{2^0} = a$ の構文解析の処理を表 3 に示す.

表 3: unrestricted 文法 G_1 に対する入力 $I = a$ の LR 構文解析の例.

Table 3: An example of unrestricted LR parser for input $I = a$ on G_1.

Step	π	α	$\beta\$$
1	$\{S_0\}$	ε	$a\$$
2	$\{S_0\}\{S_8\}$	$\{\varepsilon\}$	$a\$$
3	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}$	$\{\varepsilon\}$	$a\$$
4	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}\{S_{11}\}$	$\{\varepsilon\}\{a\}$	$\$$
5	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}$ $\{S_{11},S_3,S_5,S_7\}$	$\{\varepsilon\}\{a\}$	$\$$
6	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}$ $\{S_{11},S_3,S_5,S_7\}\{S_8\}$	$\{\varepsilon\}\{a\}\{\varepsilon\}$	$\$$
7	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}$ $\{S_{11},S_3,S_5,S_7\}$	$\{\varepsilon\}\{a\}$	$E\$$
8	$\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}$	$\{\varepsilon\}$	$BE\$$
9	$\{S_0\}$	ε	$EBE\$$
10	$\{S_0\}\{S_2\}$	$\{E\}$	$BE\$$
11	$\{S_0\}\{S_2\}\{S_3\}$	$\{E\}\{B\}$	$E\$$
12	$\{S_0\}\{S_2\}\{S_3\}\{S_6\}$	$\{E\}\{B\}\{E\}$	$\$$
13	$\{S_0\}$	$\{\varepsilon\}$	$S\$$
14	$\{S_0\}\{S_1\}$	$\{S\}$	$\$$
15	$\{S_0\}$	$\{\varepsilon\}$	$S'\$$

このうち, [動作 1] ~ [動作 6] の各動作について条件及び構文解析の状況について説明する.

- 構文解析の処理は最初に [動作 1] として $(\{S_0\},\varepsilon,a\$)$ を構文解析の状況とする.

- 次に **Step 1** では, $\delta_r(q_i) = \phi$, $(S,S_8) \in \delta_s(S_0,\varepsilon)$ であるので, [動作 5] を実行し構文解析の状況を次のように変化させる.

$$
\begin{aligned}
& (\{S_0\},\varepsilon,a\$) \\
\vdash\ & (\{S_0\}\{S_8\},\{\varepsilon\},a\$)
\end{aligned}
$$

- **Step 2** では, $\delta(S_8,a) = \phi$, $head_1(a\$) = a \notin LK_k([E \to \varepsilon],S_8) = \{A,B,C,E,\$\}$ であるので, [動作 4] を実行し構文解析の状況を次のように変化させる ($\{S_8\}$ に $RS(S_8) = \{S_1,S_2\}$ を追加する).

$$
\begin{aligned}
& (\{S_0\}\{S_8\},\{\varepsilon\},a\$) \\
\vdash\ & (\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\},\{\varepsilon\},a\$)
\end{aligned}
$$

- **Step 3** では, $\delta(S_8,a) = \phi$, $\delta(S_1,a) = \phi$, $\delta(S_2,a) = \{S_{11}\}$ であるので, [動作 2] を実行し構文解析の状況を次のように変化させる (S_{11} を新たに状態スタックに積み, a を構文スタックに積む).

$$
\begin{aligned}
& (\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\},\{\varepsilon\},a\$) \\
\vdash\ & (\{S_0\}\{S_8,S_1,S_2\}\{S_{11}\},\{\varepsilon\}\{a\},\$)
\end{aligned}
$$

- **Step 7** で構文解析の状況が

  $(\{S_0\{S_8, S_1, S_2\}\{S_{11}, S_3, S_5, S_7\},$
  $\{\varepsilon\}\{a\},\ E\$)$

  であるとする.
  $\delta_r(S_{11}) = \{(R, A, a), (R, B, a)\}$, $head_k(E\$) \in LK_k([B \to a\cdot], S_{11}) = \{E\}$, $head_k(E\$) \in LK_k([B \to \cdot a], S_8) = \{E\}$ であるので, [**動作** 3] を実行し構文解析の状況を次のように変化させる. なお, unrestricted LK(k) 文法の制約により $head_k(E\$) \in LK_k([B \to a\cdot], S_{11}) = \{E\}$ と $head_k(E\$) \in LK_k([B \to \cdot a], S_8) = \{E\}$ を成り立たせるのは生成規則 $B \to a \in P$ のみである.

$$
\begin{array}{ll}
& (\{S_0\{S_8, S_1, S_2\}\{S_{11}, S_3, S_5, S_7\}, \\
& \{\varepsilon\}\{a\},\ E\$) \\
\vdash_7 & (\{S_0\}\{S_8, S_1, S_2\}\ ,\{\varepsilon\},\ BE\$)
\end{array}
$$

- **Step 15** で構文解析の状況が

$$(\{S_0\}, \varepsilon, S'\$)$$

  である場合, [動作 6] の条件が当てはまるので構文解析は終了する.

9 むすび

本研究は先読み文字列の定義を非終端記号と入力の最後を示す特殊記号 \$ のみを含むと変更することによって unrestricted LR(k) 文法を新たに定義し, またその文法に対する構文解析法を提案した.

先読み文字列を終端記号に限定している LR(k) 文法では, 先読み文字列数が有限ではなく無限個必要となる. それに対して, 先読み文字列を非終端記号のみ含むとした場合, その先読み文字列が常に有限長で表現できるかどうかを今後は調べる必要がある.

参考文献

[1] Harris L. A. : “SLR(1) and LALR(1) parsing for unrestricted grammar”, Acta Inform., vol.24, pp.191-209, 1987.

[2] G.Sh. Vol'dman: “A parsing algorithm for context-sensitive grammars”, Program. Comput. Softw., vol.7, pp.302-307, 1981.

[3] Grune D. and Jacobs C. J. H.: “Parsing Techniques: a practical guide”, Ellis Horwood Limited 1990.